

⑫ 公開特許公報(A)

平3-230232

⑤Int. Cl.⁵

G 06 F 12/00

識別記号

3 0 1 A

庁内整理番号

8944-5B

⑬公開 平成3年(1991)10月14日

審査請求 未請求 請求項の数 1 (全5頁)

⑭発明の名称 木構造格納装置

⑯特 願 平2-25033

⑰出 願 平2(1990)2月6日

⑱発明者 岸 知 二 東京都港区芝5丁目33番1号 日本電気株式会社内
⑲出願人 日本電気株式会社 東京都港区芝5丁目7番1号
⑳代理人 弁理士 山下 穰平

明 細 書

1. 発明の名称

木構造格納装置

2. 特許請求の範囲

木構造を構成するノードのインデックスの情報からそのノードの情報を特定するノード情報特定手段と、

該ノードのインデックスの情報からルートノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により特定するルートノード特定手段と、

該ノードのインデックスの情報からそのノードの親ノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により特定する親ノード情報特定手段と、

該ノードのインデックスの情報および識別子のインデックスの情報からその子ノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により特定する子ノード情報特定手段と、

該ノードのインデックスの情報から対応するノー

ド情報表を特定するノード情報表管理手段と、

ノード情報表をファイルとして管理するファイル管理手段とからなることを特徴とする木構造格納装置。

3. 発明の詳細な説明

〔産業上の利用分野〕

本発明は、計算機のファイルシステムを用いた木構造格納装置に関する。

〔従来の技術〕

従来の木構造格納装置としては以下に示すようなものがある。

ここで木構造とは、ノードとアークからなるグラフ構造の一種であり、以下の特性を持つものである。

・アークは有向であり、アークの一方のノードを親、他方のノードを子と呼ぶ。

・ルートノードと呼ばれる特殊なノードがただ一つ存在し、このノードは親を持たない。

・ルートノードを除くすべてのノードは、必ず一つの親ノードを持ち、0個以上の子ノードを持つ。

(a) 木構造全体をひとまとまりとして管理するもの。

これは木構造全体を一単位として管理するもので、ファイルシステム中では全体で一つのファイルとして格納される。この方式は一旦ファイルを入力するとすべての木構造が取り込まれるため、処理を早く行なえるという利点を持つ。一方木構造が大きくなるにつれ、ファイルを入力する時間がかかるようになる。

(b) ノード毎に分割して管理するもの。

これはノード毎にそのノードの親ノードと子ノードの情報を格納するもので、ファイルシステム中ではノード毎にファイルとして格納される。この方式はノード単位の情報を入力する時間が短くなり、また必要なノードの情報だけを入力できるという利点を持つ。一方木構造の広範な部分に対して処理を行なわなければならない場合には、入力の回数が多くなり処理に時間がかかるようになる。

〔発明が解決しようとする課題〕

大きな木構造のある部分に対して処理を行なう

特定する親ノード情報特定手段と、該ノードのインデックスの情報および識別子のインデックスの情報からその子ノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により特定する子ノード情報特定手段と、該ノードのインデックスの情報から対応するノード情報表を特定するノード情報表管理手段と、ノード情報表をファイルとして管理するファイル管理手段とからなる。

〔作用〕

本発明の木構造管理装置では、ルートノード情報特定手段がルートノードの情報を特定し、親ノード情報特定手段が指定されたノードのインデックスの情報から、そのノードの親ノードの情報を特定し、子ノード情報特定手段が指定されたノードのインデックスの情報と子ノードの識別子から、その子ノードの情報を特定し、ノード情報特定手段が指定されたノードのインデックスの情報からそのノードの情報を特定し、ノード情報表管理手段が指定されたノード情報表を管理し、ファイル管理手段がノード情報表毎にファイルとして管理する。

場合、従来技術(a)では木構造全体を入力するための時間が大きくなり、従来技術(b)では処理の対象となるノード数が多いと入力の回数が大きくなり、やはり処理時間が大きくなるという欠点があった。

本発明の目的は木構造を処理の性質に応じて任意の大きさに分割し、処理に必要な部分を含む分割単位だけを入力することにより、入力にかかる時間を小さくすることのできる木構造格納装置を提供することにある。

〔課題を解決するための手段〕

上記目的を達成するために、本発明の木構造格納装置は木構造を構成するノードのインデックスの情報からそのノードの情報を特定するノード情報特定手段と、該ノードのインデックスの情報からルートノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により特定するルートノード特定手段と、該ノードのインデックスの情報からそのノードの親ノードの情報を前記ノード情報特定手段により特定されたノードの情報により

〔実施例〕

次に、本発明について図面を参照して説明する。

第1図は本発明の一実施例の全体構成図、第2図は親ノード情報特定手段の処理の流れを示すフローチャート、第3図は子ノード情報特定手段の処理の流れを示すフローチャート、第4図はノード情報特定手段の処理の流れを示すフローチャート、第5図はノード情報表管理手段の処理の流れを示すフローチャート、第6図(1)は木構造の一例を示す図、第6図(2)は図(1)の木構造に対応するノード情報表を示す図、第7図はページ管理表の構成を示す図である。

まず、木構造の一般的性質について説明する。

木構造を管理するためには以下に示すような基本的な処理を行なう必要がある。

(1) ルートノードの情報を得る。

一般に木構造の処理はルートノードを起点としてなされるため、この処理が最初に行なわれる。

(2) ノードの情報から親ノードの情報を得る。

親ノードは必ず一つ存在するので、一意に決定

できる。

(3) ノードの情報と子ノードの識別子から子供の情報を得る。

子ノードは複数存在し得るため、その中から一つを特定する必要がある。そのためにノードには識別子が付けられる。

これらの基本的な処理を組み合わせることで、様々な木構造処理を行なうことができる。

本発明では木構造は仮想的にひとつの表として管理される。この表をノード情報表と呼ぶ。ノード情報表中にはノード毎に欄が割り当てられ、そこに必要な情報が格納される。このノード情報表のインデックスはノードと一対一に対応づけられ識別子として用いられる。つまり識別子は同じノードを親ノードとするノード（以後兄弟ノードと呼ぶ）の中で一意にひとつのノードを特定するために用いられる。第6図は木構造の構成例を示す図で、図(1)は木構造の一例を示す図、図(2)は図(1)の木構造に対応するノード情報表の一例を示す図である。図において、親インデックスは親ノードに対応する

図はこのページ管理表の構成を示す図である。

特定のノードがどのページに含まれるかは、ノードが木構造に登録される際にどのインデックスが割り当てられるかに依存する。本発明で採用している表による管理方式では、ルートノード以外のノードに対しては、どのようなインデックスが割り当てられても木構造を表現できるため、（例えば第6図のBに対して4が割り当てられても、100が割り当てられても問題はない）ノードがどのページに含まれるかを極めて自由に制御できる。これによって、ある処理が必要とするノードを特定のページに集中させることが容易になる。

次に第1図を参照して本実施例の構成について説明する。

図において、本実施例の木構造格納装置は、ルートノード情報特定手段11と、親ノード情報特定手段12と、子ノード情報特定手段13と、ノード情報特定手段14と、ノード情報表管理手段15と、ファイル管理手段16とから構成される。

次に、上記構成による本実施例の動作について

インデックスである。ルートノードの親インデックスは-1に設定される。長男インデックスは子ノードのうちのひとつのノードに対応するインデックスである。子ノードを持たないノードの長男インデックスは-1に設定される。兄弟インデックスは兄弟ノード間をつなぐリンクに使われるものであり、親ノードの長男インデックスによって指示されるノードがこのリンクの先頭になる。リンクの末尾のノードの兄弟インデックスは-1に設定される。なおルートノードは、必ずノード情報表の識別子0の欄に割り当てられる様に設定される。

このノード情報表はある決まった大きさで分割されて管理される。この分割された表をページと呼び、分割の大きさをページサイズと呼ぶ。ノード情報表はファイル管理手段の中では、ページ毎に独立したファイルとして格納される。ノードの情報が必要になると、そのノードを含むページがノード情報表管理手段によって入力される。ノード情報表管理手段では入力したページへのポインタを管理してページ管理表として管理する。第7

説明する。

ルートノードの情報は、ノード情報特定手段を用いて識別子のインデックス0の情報により得られる。

また、ノードを与えてその親ノードの情報を得る手続きは、第2図に示すようになる。つまりノードのインデックスの情報から親インデックスを得て(21)、ノード情報特定手段を用いてそのインデックスの情報を得る(23)。但しインデックスが-1の場合（ルートノードの場合）には親ノードは存在しない(22)。

同様にノードと識別子を与えてその子ノードの情報を得る手続きは、第3図に示すようになる。まず、そのノードのインデックスの情報から長男インデックスを得る(31)。次にノード情報特定手段を用いてそのノードのインデックスの情報を得る(33)。その情報中の識別子のインデックスが与えられた識別子のインデックスに等しいならそのノードの情報を返す(34)。そうでなければそのインデックスの情報から兄弟インデックスを得て(36)。

再びノード情報特定手段を用いてそのインデックスの情報を得る(33)。この手続きを繰り返し、識別子のインデックスが一致する情報が得られたら子ノードが得られたことになりその情報を返す(34)。識別子のインデックスが一致せずかつ兄弟インデックスが-1の情報に行きついたら(35)、子ノードは得られなかったことになる。

ノード情報特定手段により与えられたインデックスに該当するノードの情報を得る手続きは、第4図に示すようになる。まずインデックスをページサイズで整数演算として割って、その商からノード情報表を特定するページ番号を、余りからそれぞれのノード情報表に属するノードの識別子に対応するインデックスであるページ内インデックスを得る(41)。次に、ノード情報表管理手段を用いてページ番号から該当するページを得て(42)、該当するページ内インデックスに対応するノードの情報を返す。

ここで、ノード情報表管理手段がページ番号を与えられて該当するページを得る手続きは、第5

ローチャート、第3図は子ノード特定手段の処理の流れを示すフローチャート、第4図はノード情報表特定手段の処理の流れを示すフローチャート、第5図はノード情報表管理手段の処理の流れを示すフローチャート、第6図(ハ)は木構造の一例を示す図、第6図(ロ)は図(ハ)の木構造に対応するノード情報表を示す図、第7図はページ管理表の構成を示す図である。

図において、

11…ルートノード情報特定手段、12…親ノード情報特定手段、13…子ノード情報特定手段、14…ノード情報特定手段、15…ノード情報表管理手段、16…ファイル管理手段、である。

図に示すようになる。ページ管理表に該当ページがあればそれを返す(51)。なければページ管理表に空欄を探す(52)。空欄がなければページを一つ選んでそれをファイルに出力し空欄を作る(53)。その空欄にファイル管理手段からページ情報を入力して、そのページを返す(54)。

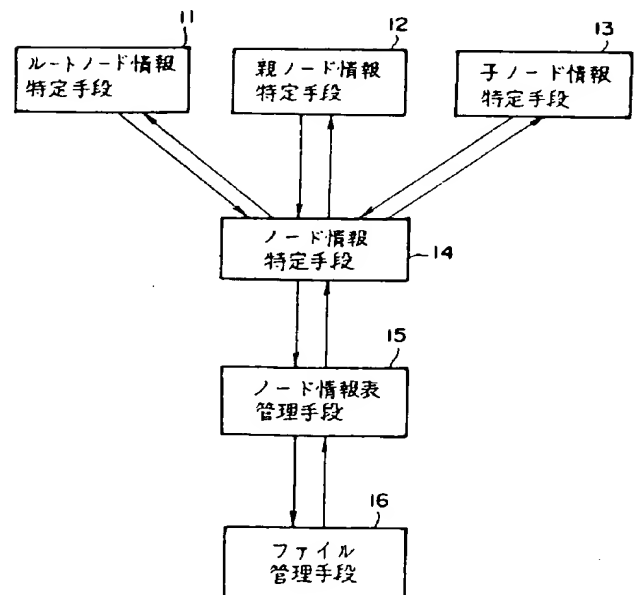
〔発明の効果〕

以上説明したように、本発明によると、木構造を少ない処理時間で入力して処理をすることができ、特に大きな木構造の部分に対して処理を行なう際は、従来技術に比べてファイルの人力時間に大きな改善を見ることができ、処理対象となるノードが分割単位全体に分散する場合は改善の程度が小さくなるが、実際の処理の特性の観測から、処理が特定の分割単位に集中する局所性の性質が一般に知られており、多くの場合に効果が確認される。

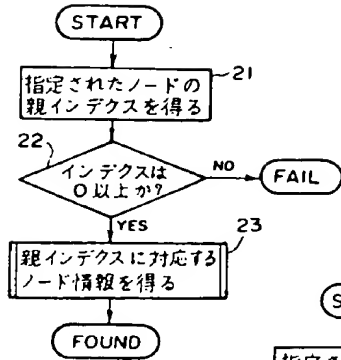
4. 図面の簡単な説明

第1図は本発明の一実施例の全体構成図、第2図は親ノード情報特定手段の処理の流れを示すフ

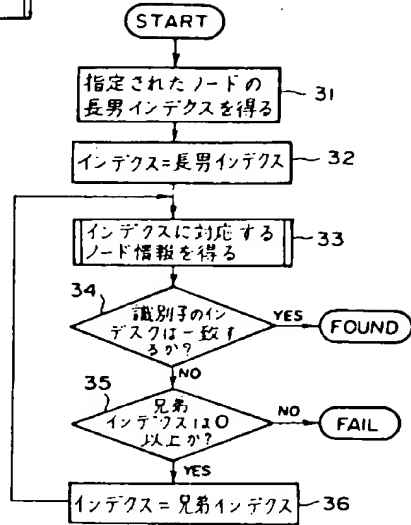
第1図



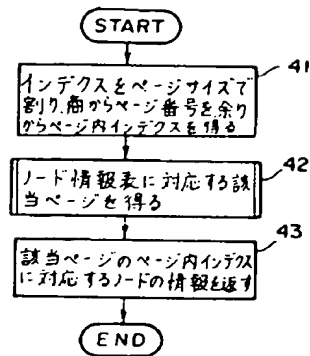
第 2 図



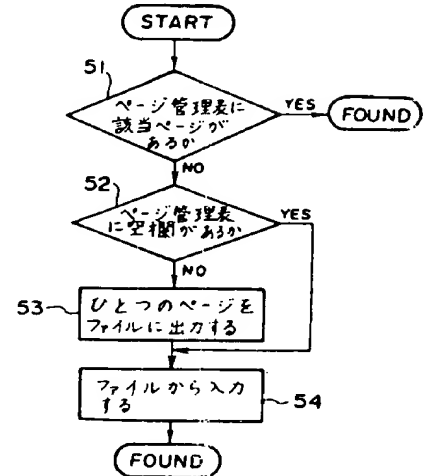
第 3 図



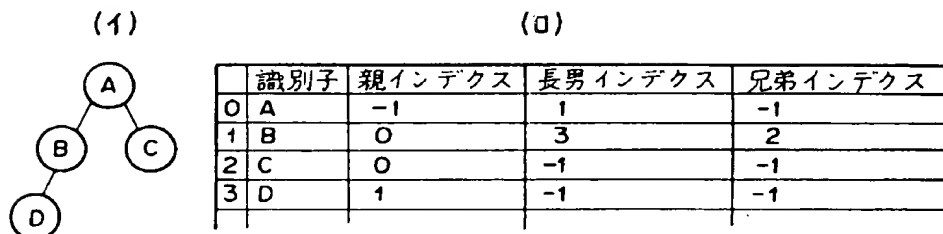
第 4 図



第 5 図



第 6 図



第 7 図

ページ番号	ノード情報表を指すポインタ